

#7

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

IN RE APPLICATION OF: Yves AMBIEHL, et al.

GAU:

SERIAL NO: NEW APPLICATION

EXAMINER:

FILED: HEREWITH

FOR: METHOD FOR THE SIZING OF A DETERMINISTIC TYPE PACKET-SWITCHING TRANSMISSION NETWORK

11000 U.S. PTO
09/998210
12/03/01

REQUEST FOR PRIORITY

ASSISTANT COMMISSIONER FOR PATENTS
WASHINGTON, D.C. 20231

SIR:

- ☐ Full benefit of the filing date of U.S. Application Serial Number, filed, is claimed pursuant to the provisions of 35 U.S.C. §120.
- ☐ Full benefit of the filing date of U.S. Provisional Application Serial Number, filed, is claimed pursuant to the provisions of 35 U.S.C. §119(e).
- ☒ Applicants claim any right to priority from any earlier filed applications to which they may be entitled pursuant to the provisions of 35 U.S.C. §119, as noted below.

In the matter of the above-identified application for patent, notice is hereby given that the applicants claim as priority:

COUNTRY

APPLICATION NUMBER

MONTH/DAY/YEAR

France

00 15606

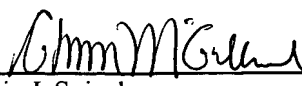
December 1, 2000

Certified copies of the corresponding Convention Application(s)

- ☒ are submitted herewith
- ☐ will be submitted prior to payment of the Final Fee
- ☐ were filed in prior application Serial No. filed
- ☐ were submitted to the International Bureau in PCT Application Number .
Receipt of the certified copies by the International Bureau in a timely manner under PCT Rule 17.1(a) has been acknowledged as evidenced by the attached PCT/IB/304.
- ☐ (A) Application Serial No.(s) were filed in prior application Serial No. filed ; and
(B) Application Serial No.(s)
 - ☐ are submitted herewith
 - ☐ will be submitted prior to payment of the Final Fee

Respectfully Submitted,

OBLON, SPIVAK, McCLELLAND,
MAIER & NEUSTADT, P.C.



Marvin J. Spivak

Registration No. 24,913

C. Irvin McClelland

Registration Number 21,124



22850

THIS PAGE BLANK (USPTO)

file
2
J1000 U.S. PTO
09/998210
12/03/01

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ - CERTIFICAT D'ADDITION

COPIE OFFICIELLE

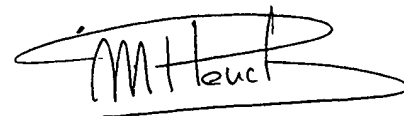
Le Directeur général de l'Institut national de la propriété industrielle certifie que le document ci-annexé est la copie certifiée conforme d'une demande de titre de propriété industrielle déposée à l'Institut.

08 OCT. 2001

Fait à Paris, le

Pour le Directeur général de l'Institut
national de la propriété industrielle
Le Chef du Département des brevets

CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT



Martine PLANCHE

CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT

THIS PAGE BLANK (USPTO)



26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08
Téléphone : 01 53 04 53 04 Télécopie : 01 42 94 86 54

BREVET D'INVENTION CERTIFICAT D'UTILITÉ

Code de la propriété intellectuelle - Livre VI



N° 11354*01

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE 1/2

Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

DB 540 W / 260899

1 REMISE DES DÉPÔTS DATE 75 INPI PARIS LIEU N° D'ENREGISTREMENT 0015606 NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI DATE DE DÉPÔT ATTRIBUÉE PAR L'INPI - 1 DEC. 2000		1 NOM ET ADRESSE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE À QUI LA CORRESPONDANCE DOIT ÊTRE ADRESSÉE Jacques BEYLOT THOMSON-CSF TPI/DB 13 Avenue du Président Salvador Allendé 94117 ARCUEIL CEDEX	
Vos références pour ce dossier (facultatif) 6 2 3 3 5			
Confirmation d'un dépôt par télécopie <input type="checkbox"/> N° attribué par l'INPI à la télécopie			
2 NATURE DE LA DEMANDE		Cochez l'une des 4 cases suivantes	
Demande de brevet		<input checked="" type="checkbox"/>	
Demande de certificat d'utilité		<input type="checkbox"/>	
Demande divisionnaire		<input type="checkbox"/>	
Demande de brevet initiale		N°	Date <input type="text"/>
ou demande de certificat d'utilité initiale		N°	Date <input type="text"/>
Transformation d'une demande de brevet européen		<input type="checkbox"/>	Date <input type="text"/>
Demande de brevet initiale		N°	Date <input type="text"/>
3 TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum) PROCEDE DE DIMENSIONNEMENT D'UN RESEAU DE TRANSMISSION A COMMUTATION PAR PAQUETS DE TYPE DETERMINISTE.			
4 DÉCLARATION DE PRIORITÉ OU REQUÊTE DU BÉNÉFICE DE LA DATE DE DÉPÔT D'UNE DEMANDE ANTÉRIEURE FRANÇAISE		Pays ou organisation Date <input type="text"/> N° Pays ou organisation Date <input type="text"/> N° Pays ou organisation Date <input type="text"/> N° <input type="checkbox"/> S'il y a d'autres priorités, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»	
5 DEMANDEUR		<input type="checkbox"/> S'il y a d'autres demandeurs, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»	
Nom ou dénomination sociale		THOMSON-CSF	
Prénoms			
Forme juridique		Soicété Anonyme	
N° SIREN		5 . 5 . 2 . 0 . 5 . 9 . 0 . 2 . 4	
Code APE-NAF		
Adresse	Rue	173 Boulevard Haussmann	
	Code postal et ville	75008	PARIS
Pays		FRANCE	
Nationalité		Française	
N° de téléphone (facultatif)			
N° de télécopie (facultatif)			
Adresse électronique (facultatif)			

**BREVET D'INVENTION
CERTIFICAT D'UTILITÉ**

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE 2/2

REMISE DES FICHES DATE 1 DEC 2000 LIEU 75 INPI PARIS N° D'ENREGISTREMENT 0015606 NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI		Réservé à l'INPI	
Vos références pour ce dossier : <i>(facultatif)</i>		6 2 3 3 5	
6 MANDATAIRE			
Nom		BEYLOT	
Prénom		Jacques	
Cabinet ou Société		THOMSON-CSF TPI/DB	
N° de pouvoir permanent et/ou de lien contractuel		8325	
Adresse	Rue	13 Avenue du Président Salvador Allendé	
	Code postal et ville	94117	ARCUEIL CEDEX
N° de téléphone <i>(facultatif)</i>		01 41 48 45 09	
N° de télécopie <i>(facultatif)</i>		01 41 48 45 01	
Adresse électronique <i>(facultatif)</i>			
7 INVENTEUR (S)			
Les inventeurs sont les demandeurs		<input type="checkbox"/> Oui <input checked="" type="checkbox"/> Non Dans ce cas fournir une désignation d'inventeur(s) séparée	
8 RAPPORT DE RECHERCHE		Uniquement pour une demande de brevet (y compris division et transformation)	
Établissement immédiat ou établissement différé		<input checked="" type="checkbox"/> <input type="checkbox"/>	
Paiement échelonné de la redevance		Paiement en trois versements, uniquement pour les personnes physiques <input type="checkbox"/> Oui <input checked="" type="checkbox"/> Non	
9 RÉDUCTION DU TAUX DES REDEVANCES		Uniquement pour les personnes physiques <input type="checkbox"/> Requête pour la première fois pour cette invention <i>(joindre un avis de non-imposition)</i> <input type="checkbox"/> Requête antérieurement à ce dépôt <i>(joindre une copie de la décision d'admission pour cette invention ou indiquer sa référence)</i> :	
Si vous avez utilisé l'imprimé «Suite», indiquez le nombre de pages jointes			
10 SIGNATURE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire) Jacques BEYLOT		VISA DE LA PRÉFECTURE OU DE L'INPI A. TROUDART	

DÉPARTEMENT DES BREVETS

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08
Téléphone : 01 53 04 53 04 Télécopie : 01 42 93 59 30

DÉSIGNATION D'INVENTEUR(S) Page N° 1.. / 1..

(Si le demandeur n'est pas l'inventeur ou l'unique inventeur)

Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

DB 113 W / 250899

Vos références pour ce dossier (facultatif)		62335	
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL		0045606	
TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)			
PROCÉDE DE DIMENSIONNEMENT D'UN RESEAU DE TRANSMISSION A COMMUTATION PAR PAQUETS DE TYPE DETERMINISTE.			
LE(S) DEMANDEUR(S) :			
THOMSON-CSF			
DESIGNE(NT) EN TANT QU'INVENTEUR(S) : (Indiquez en haut à droite «Page N° 1/1» S'il y a plus de trois inventeurs, utilisez un formulaire identique et numérotez chaque page en indiquant le nombre total de pages).			
Nom		AMBIEHL	
Prénoms		Yves	
Adresse	Rue	THOMSON-CSF TPI/DB 13 Avenue du Président Salvador Allendé	
	Code postal et ville	94117	ARCUEIL CEDEX
Société d'appartenance (facultatif)			
Nom		YVETOT	
Prénoms		Ahlam	
Adresse	Rue	THOMSON-CSF TPI/DB 13 Avenue du Président Salvador Allendé	
	Code postal et ville	94117	ARCUEIL CEDEX
Société d'appartenance (facultatif)			
Nom		SANNINO	
Prénoms		Christian	
Adresse	Rue	THOMSON-CSF TPI/DB 13 Avenue du Président Salvador Allendé	
	Code postal et ville	94117	ARCUEIL CEDEX
Société d'appartenance (facultatif)			
DATE ET SIGNATURE(S) DU (DES) DEMANDEUR(S) OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire)			
01 DEC. 2000 Jacques BEYLOT		B24	

**PROCEDE DE DIMENSIONNEMENT D'UN RESEAU DE
TRANSMISSION A COMMUTATION PAR PAQUETS DE TYPE
DETERMINISTE**

La présente invention concerne les réseaux de transmission à commutation par paquets de type déterministe.

Un réseau de transmission à commutation par paquets permet l'échange de données sous forme de paquets entre différentes entités géographiquement dispersées. Son intérêt est de réduire le nombre de liaisons physiques de transmission nécessaires pour l'acheminement des informations en permettant de partager dans le temps une ou plusieurs liaisons physiques entre plusieurs flux d'informations sur certaines parties de leurs trajets.

Un réseau de transmission à commutation par paquets est constitué d'un ensemble de nœuds d'interconnexion réunis par des liaisons de transmission câblées ou non et constituant un maillage de l'espace où sont réparties les entités ayant à communiquer.

Un paquet se présente sous la forme d'un train de bits dont la constitution respecte une organisation stricte définie par un protocole de réseau avec différentes parties ou champs dont certains sont réservés aux informations de service nécessaires à son acheminement telles que les identités de l'entité expéditrice et de l'entité destinataire, et d'autres aux données à transmettre.

Un paquet est introduit dans le réseau de transmission à l'un de ses nœuds d'interconnexion en relation directe avec l'entité expéditrice au moyen d'une liaison physique de transmission telle qu'un câble ou autre. Il chemine jusqu'au premier nœud d'interconnexion à travers la liaison physique raccordant ce premier nœud à l'entité expéditrice. Arrivé à ce premier nœud d'interconnexion il est redirigé sur une autre liaison physique de transmission. Cette autre liaison physique de transmission le fait progresser au sein du réseau de transmission vers l'entité destinataire et lui permet d'atteindre soit l'identité destinataire, soit un autre nœud de connexion du réseau plus proche de l'identité destinataire qui le redirige à son tour sur une autre liaison physique de transmission et ainsi de suite. En final, le paquet suit, jusqu'à l'entité destinataire, un chemin dit virtuel parce

qu'il n'est matérialisé que le temps de la transmission du paquet. Ce chemin virtuel emprunte une chaîne plus ou moins longue de liaisons physiques de transmission réunies à leurs extrémités par des nœuds d'interconnexion. Chaque nœud d'interconnexion assure, à son niveau, le routage des paquets qui lui parviennent, entre les différentes liaisons physiques de transmission qui lui sont directement raccordées, ce routage étant mené à partir des informations de service contenues dans les paquets. Un exemple très répandu de réseau à commutation par paquets est donné par les réseaux Ethernet switchés.

10 Dans un réseau de transmission à commutation par paquets, l'activité des nœuds d'interconnexion est fortement variable et dépend des cheminements des paquets. On peut ainsi se retrouver, à certains instants, avec des nœuds d'interconnexion proches de la saturation ou même saturés et provoquant la perte de paquets, alors que d'autres sont sous exploités. 15 Cela a conduit à surveiller en temps réel les activités des différents nœuds de connexion et à adopter diverses procédures de reroutage local des paquets en vue d'une meilleure répartition des tâches entre les différents nœuds d'interconnexion. La contrepartie de ce reroutage local est que le chemin virtuel suivi par un paquet de son entité expéditrice à son entité 20 destinatrice n'est plus complètement défini à l'avance, ce qui rend la transmission moins fiable et surtout ajoute un aléa au temps de transit d'une information à travers le réseau. Dans un certain nombre de situations, où la fiabilité de la transmission et le temps de transit des informations sont des données critiques, comme dans le cas d'un réseau de transmission reliant 25 des équipements d'un aéronef, ce reroutage local est évité, chaque nœud de connexion renfermant une table définissant de manière stricte, le port de sortie que doit emprunter un paquet en fonction de son port d'entrée et des adresses expéditeur et destinataire. Le réseau de transmission à commutation par paquets est alors dit "déterministe" puisque les chemins 30 virtuels que peuvent emprunter les paquets sont figés et nécessitent pour être modifiés une reprogrammation des nœuds d'interconnexion et que le délai de traversée de chaque nœud d'interconnexion est borné.

Il ne suffit cependant pas que le réseau de transmission à commutation par paquets soit de type déterministe pour garantir sa fiabilité, il 35 faut encore qu'il ait un dimensionnement adapté aux flux d'informations à

transmettre, c'est-à-dire qu'il ne présente aucune possibilité d'engorgement au niveau de ses nœuds d'interconnexion.

Un nœud d'interconnexion peut être symbolisé par un dispositif présentant :

- 5 – un banc de ports d'entrée E_i , i allant de 1 à n , un banc de ports de sortie S_j , j allant de 1 à m ,
- un banc de multiplexeurs P_j , un par port de sortie S_j , chaque multiplexeur P_j étant affecté à un port de sortie déterminé S_j et reliant à son port de sortie d'affectation S_j tous les ports d'entrée E_i susceptibles de lui être
- 10 reliés,
- un banc de P_j mémoires F_j de type FIFO (de l'anglo-saxon "First In First Out) intercalées entre les sorties des multiplexeurs et les ports de sorties S_j pour gérer des files d'attente à l'aplomb des ports de sortie et régulariser les débits des paquets sur les liaisons physiques de
- 15 transmission raccordées aux ports de sortie S_j , et
- un ou plusieurs automates de routage assurant la commande du ou des différents multiplexeurs en fonction des informations de service contenues dans les paquets.

20 Cette représentation d'un nœud d'interconnexion n'a pour but que de faciliter la compréhension. Elle ne préjuge pas de l'architecture réelle dans laquelle il peut n'y avoir qu'un seul multiplexeur central qui aiguille les flux arrivant des ports d'entrée vers les bons ports de sortie.

25 Le problème de l'engorgement d'un nœud d'interconnexion se ramène à celui de la gestion des files d'attente, c'est-à-dire du taux d'occupation et des risques de débordement des mémoires FIFO disposées à l'aplomb de ses ports de sortie. Le réseau de transmission doit être dimensionné de manière que les mémoires FIFO de ses différents nœuds d'interconnexion ne puissent pas déborder et que celles-ci aient des capacités et des taux de remplissage uniformes, le délai d'acheminement

30 d'un paquet au niveau d'un nœud d'interconnexion étant constitué essentiellement par son temps de séjour dans la file d'attente du port de sortie qu'il emprunte.

35 Le dimensionnement d'un réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe se fait par dégrossissage. On part d'une topologie de réseau supposée adaptée à la disposition géographique des

équipements à relier et aux importances des flux d'informations à échanger, cette topologie de réseau consistant dans la définition de chemins virtuels VC pour l'acheminement des différents flux d'information, et du maillage de nœuds d'interconnexion reliés entre eux et aux équipements par des liaisons physiques de raccordement qui supportent ces chemins virtuels. On vérifie alors que le nombre, les capacités et les dispositions des nœuds d'interconnexion et des liaisons physiques de transmission reliant les nœuds d'interconnexion entre eux et aux entités expéditrices et destinataires permettent le passage, sans problème, de l'ensemble des chemins virtuels prévus et l'on retouche la topologie du réseau tant que cette vérification n'est pas concluante.

Les paquets d'un flux d'informations provenant d'une même entité expéditrice et occupant un même chemin virtuel VC occupent à l'origine des fenêtres temporelles périodiques très espacées par rapport aux capacités de transmission des liaisons physiques utilisées par un réseau. Cependant, dès leur passage par un premier nœud d'interconnexion, ils se retrouvent en concurrence avec des paquets appartenant à d'autres flux d'informations et suivant d'autres chemins virtuels, et peuvent de ce fait être contraints à patienter dans des files d'attente au niveau du port de sortie qu'ils doivent emprunter. Un tel passage par une file d'attente perturbe la régularité du débit initial des paquets. Cette perturbation ou gigue s'accroît au fil des nœuds de connexion traversés et peut aller jusqu'à provoquer des agrégats de paquets ou bursts le long des chemins virtuels. Ces agrégats de paquets entraînent, lorsqu'ils franchissent un nœud de connexion, une augmentation passagère de l'activité de ce dernier qui est absorbée grâce aux files d'attente et qui est génératrice de nouveaux retards et d'un éventuel grossissement des agrégats. Ce phénomène d'agrégats doit être pris en compte lors du dénombrement des chemins virtuels et lors de la détermination des capacités des mémoires FIFO des nœuds d'interconnexion car il joue sur le délai maximum de transmission d'un chemin virtuel et sur le remplissage des files d'attente dans les nœuds d'interconnexion.

La présente invention a pour but un procédé de dimensionnement d'un réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe

prenant en compte le phénomène d'agrégation des paquets au cours de leurs progressions dans le réseau le long d'un chemin virtuel.

Elle a pour objet un procédé de dimensionnement d'un réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe desservant des d'équipements à mettre en relation et comportant des nœuds d'interconnexion reliés entre eux et aux équipements par des liaisons physiques de raccordement, ce procédé consistant à établir une liste des flux d'informations à acheminer entre les différents équipements reliés par le réseau, proposer une topologie de réseau supposée adaptée à la disposition géographique des équipements à relier par le réseau et aux importances des flux d'informations à échanger entre les équipements, ladite topologie consistant dans la définition de chemins virtuels pour l'acheminement des différents flux d'information, et d'un maillage de nœuds d'interconnexion reliés entre eux et aux équipements par des liaisons physiques de raccordement qui supportent ces chemins virtuels, estimer, au niveau de chaque nœud de connexion, les retards maximum introduits sur les transmissions des paquets par les phénomènes de gigue provoqués par eux-mêmes et par les nœuds de connexion déjà franchis par les paquets, vérifier que ces retards maximum sont compatibles avec des limites imposées et retoucher la topologie du réseau tant que cette compatibilité n'est pas obtenue,

ce procédé étant caractérisé en ce que, dans un réseau où les paquets ont tous la même vitesse d'acheminement V sur les liaisons physiques de raccordement, l'estimation des retards maximum introduits par le phénomène de gigue dans les transmissions des paquets sur les différents chemins virtuels passe par la détermination de la composante de gigue $\Delta J_{K,j}$ ajoutée par un nœud d'interconnexion K au niveau de l'un de ses ports de sortie S_j en relation, par l'intermédiaire d'une mémoire tampon accueillant une file d'attente et d'un dispositif de multiplexage, avec N flux provenant des ports d'entrée E_i , cette détermination de la composante de gigue $\Delta J_{K,j}$ s'effectuant, dans le cas où chaque flux de paquets d'un chemin virtuel VC_i entrant dans la mémoire tampon par un port d'entrée E_i présente, entre un agrégat de paquets et le paquet ou l'agrégat de paquets qui le suit, un intervalle de temps minimum suffisant pour permettre un vidage de la mémoire tampon

après réception d'un agrégat de paquets et avant réception du paquet suivant l'agrégat, par mise en œuvre de la relation :

$$\Delta J_{K_j} = \frac{Q}{V} = \frac{\sum_{l=1}^N B_l - \text{Sup}\{B_l\}}{V}$$

5 V étant la vitesse d'acheminement de la liaison physique de raccordement connectée au port de sortie S_j et Q étant la quantité maximale de bits de la file d'attente estimée à partir de la relation :

$$Q = \sum_{l=1}^N B_l - \text{Sup}\{B_l\}$$

10 N étant le nombre de flux de paquets susceptibles de converger vers le port de sortie considéré, c'est-à-dire le nombre de flux traversant le nœud d'interconnexion et convergeant vers le port de sortie S_j considéré, ceci en faisant l'hypothèse qu'un flux de paquets est associé à un chemin virtuel VC_i , B_l la taille maximale en bits d'un agrégat de paquets susceptible d'arriver sur un VC_i par un port d'entrée E_i , taille maximale que l'on peut également exprimer par la relation :

$$15 \quad B_l = M_l \times q_{\max}$$

M_l étant le nombre maximum de paquets dans un agrégat de paquets susceptible d'arriver sur un chemin virtuel VC_i par un port d'entrée E_i et q_{\max} étant le nombre maximum de bits d'un paquet.

20 Avantageusement, la taille maximale B_l en bits d'un agrégat de paquets susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i par un port d'entrée E_i d'un nœud d'interconnexion du réseau est prise égale à la taille du plus gros agrégat de paquets $B_{VC_{i,j,k}}$ susceptible de se présenter sur ce chemin virtuel VC_i empruntant le port d'entrée E_i du nœud de connexion K
25 considéré :

$$B_l = \text{Sup}\{B_{VC_{i,j,k}}\}$$

la taille du plus gros agrégat de paquets $B_{VC_{i,j,k}}$ susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i empruntant le port d'entrée E_i du nœud de
30 connexion k considéré étant obtenue à partir du système de relation :

$$\begin{cases} B_{VC_{l,i,k}} = 1 + \text{partie entière} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) \times q_{\max} & \text{pour } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} \geq T_l \text{ et } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_l - \frac{q_{\max}}{V} \\ B_{VC_{l,i,k}} = 2 & \text{pour } T_l - \frac{q_{\max}}{V} \leq \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_l \end{cases}$$

5 K étant ici, le nombre de nœuds de connexion traversés par un chemin virtuel considéré et l'indice k repérant les nœuds de connexion traversés par un chemin virtuel considéré dans l'ordre où ils sont traversés par les paquets, les différentes composantes de gigue $\Delta J_{l,k}$ se déterminant de proche en proche en parcourant les différents chemins virtuels de leurs origines à leurs extrémités.

10 Avantageusement, une fois déterminées les composantes de gigue ajoutées par les différents nœuds d'interconnexion aux niveaux de leurs différents ports de sortie, on vérifie, sur chaque chemin virtuel VC_i , que les intervalles de temps minimum $\Delta T_{l,K}$ entre le plus gros agrégat de paquets et le prochain paquet arrivant au plus tôt aux niveaux des divers nœuds
15 d'interconnexion rencontrés, obtenus par la relation :

$$\Delta T_{l,K} = T_l - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^K \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) - \frac{B_{VC_{l,k,j}}}{V}$$

20 sont suffisants pour éviter tout problème d'engorgement des files d'attente causé par des salves trop rapprochées, c'est-à-dire qu'ils satisfont soit l'inégalité :

$$\Delta T \geq (M - 1) \frac{q_{\max}}{V}$$

25 M étant un entier positif représentant le nombre de paquets de la deuxième salve au plus égal au nombre de chemins virtuels empruntant le port de sortie de nœud d'interconnexion considéré, choisi en fonction du degré de sûreté exigé pour la transmission,

soit l'inégalité pour un chemin virtuel VC_k :

$$\Delta T_k \geq (M-1) \frac{q_{\max}}{V} + \frac{\sup_{1 \leq i \leq V} \{ \text{Taille agrégat max}_{VC_i} \}}{V} - \frac{\text{Taille agrégat max}_{VC_k}}{V}$$

5

D'autres caractéristiques et avantages de l'invention ressortiront de la description ci-après, d'un mode de réalisation donné à titre d'exemple. Cette description sera faite en regard du dessin dans lequel :

- une figure 1 représente un exemple de topologie de réseau de transmission à commutation par paquets,
- une figure 2 schématise un nœud d'interconnexion du réseau de transmission précédent, vu de l'un de ses ports de sortie,
- une figure 3 illustre le phénomène d'engorgement qui peut se produire à la confluence de deux flux réguliers de paquets et qui justifie la présence d'une file d'attente en amont d'un port de sortie d'un nœud d'interconnexion,
- une figure 4 illustre le même phénomène d'encombrement que la figure 3 mais généralisé à la confluence de N flux comportant des agrégats de paquets,
- une figure 5 illustre la nécessité d'un intervalle de temps minimum entre deux salves de paquets sur N flux confluant vers un même port de sortie pour éviter une possibilité de débordement de la file d'attente régulant ce port de sortie,
- une figure 6 montre l'origine du phénomène de gigue affectant un flux régulier de paquets lorsqu'il conflue avec deux autres flux réguliers de paquets,
- une figure 7 montre le phénomène d'agrégation de paquets qui peut se produire le long d'un chemin virtuel en raison de la gigue introduite lors du franchissement des nœuds d'interconnexion d'un réseau de transmission placés sur ce chemin virtuel, et
- une figure 8 est un organigramme illustrant les principales étapes d'un procédé de dimensionnement de réseau selon l'invention.

30

La figure 1 montre différents ensembles d'équipements 10 à 18 qui communiquent entre eux par l'intermédiaire d'un réseau de transmission à commutation par paquets 20. Les ensembles d'équipements 10 à 18 sont d'importances inégales et géographiquement dispersés sur une zone
 5 couverte par le réseau de transmission à commutation par paquets 20 qui est schématisé par un maillage de nœuds d'interconnexion représentés par des cercles et de liaisons physiques d'interconnexion représentés par des segments de droite joignant les nœuds d'interconnexion entre eux. Chaque équipement représenté par un rectangle est raccordé au réseau de
 10 transmission à commutation par paquets, au niveau d'un ou plusieurs nœuds d'interconnexion placés à proximité, par une ou plusieurs liaisons physiques d'interconnexion.

L'émission des paquets dans le réseau par l'émetteur se fait de façon périodique. Chaque paquet est inséré dans une fenêtre temporelle et
 15 deux paquets successifs occupent deux fenêtres successives. Chaque paquet respecte un certain formalisme ou protocole qui dépend du réseau de transmission. En règle générale, il est structuré en champs de bits dont certains sont réservés aux informations de service nécessaires à son acheminement telles que les identités de l'entité expéditrice et de l'entité
 20 destinataire, et d'autres aux données à transmettre. Au départ d'un équipement, les paquets occupent, sur la liaison physique d'interconnexion qui les mènent à un premier nœud d'interconnexion du réseau, des fenêtres temporelles régulièrement espacées. Arrivés à ce premier nœud d'interconnexion, chaque paquet est soumis à un routage qui consiste en
 25 une analyse de ses champs d'informations de service pour déterminer par quel port de sortie le paquet doit quitter le nœud puis en un aiguillage du paquet vers la file d'attente du port de sortie concerné. La file d'attente est indispensable car un paquet peut se trouver en contention, c'est-à-dire en concurrence sur le port de sortie, avec d'autres paquets provenant d'autres
 30 ports d'entrée du nœud de connexion, la mémoire FiFo permettra alors de stocker ces paquets attendant chacun son tour d'émission. Après un certain délai d'attente qui dépend de l'importance de la file d'attente au moment de son passage, le paquet est émis sur une liaison physique d'interconnexion qui le mène à l'équipement destinataire, soit directement, soit par

l'intermédiaire d'autres nœuds d'interconnexion et d'autres liaisons physiques d'interconnexion.

La figure 2 modélise un nœud d'interconnexion vu d'un de ses ports de sortie S_j . On distingue, en amont du port de sortie S_j , une mémoire
 5 30 de type FIFO (First In First Out en langage anglo-saxon) alimentée en paquets par un multiplexeur 31 connecté aux divers ports d'entrée $E_1, E_2, \dots, E_i, \dots, E_N$ susceptibles d'être aiguillées sur la sortie S_j . Le multiplexeur 31 est contrôlé par un automate de routage 32 qui capture les paquets parvenant aux ports d'entrée du nœud d'interconnexion, analyse leurs
 10 champs d'informations de service et détermine les ports de sortie par lesquels ils doivent quitter le nœud d'interconnexion.

La présence d'une file d'attente en amont de chaque port de sortie d'un nœud de connexion pose le problème de sa gestion, c'est-à-dire des contraintes à imposer aux trafics alimentant cette file d'attente pour qu'elle
 15 reste limitée et de l'estimation de sa taille maximale lorsque ces contraintes sont respectées. En effet, un débordement d'une file d'attente peut engendrer une perte de paquets tandis que la taille maximale d'une file d'attente détermine le retard maximum que peut subir un paquet lorsqu'il transite par le port de sortie associé à la file d'attente.

Pour apprécier les propriétés d'une file d'attente placée dans un nœud d'interconnexion en amont d'un port de sortie, on commence par se placer dans les conditions favorables d'un port de sortie d'un nœud d'interconnexion de premier niveau recevant deux flux réguliers de paquets parvenant sur deux ports d'entrée distincts, réguliers signifiant que ces deux
 25 flux de paquets n'ont traversé, au préalable, aucun autre nœud d'interconnexion où ils auraient pu passer par une file d'attente de sorte qu'ils ne sont pas encore affectés par un phénomène de gigue, leurs paquets se succédant à des cadences régulières.

Soient, comme représenté sur la figure 3, deux flux réguliers i_1 et
 30 i_2 de paquets arrivant avec une vitesse V et avec une périodicité T_{i_1} pour le flux i_1 et T_{i_2} pour le flux i_2 sur deux ports d'entrée E_{i_1} et E_{i_2} d'un nœud de connexion de premier niveau pour être dirigés sur le même port de sortie S_j , les paquets du flux i_1 étant composés de q_{i_1} bits et ceux du flux i_2 de q_{i_2} bits. Deux cas peuvent se produire au niveau de la sortie S_j du nœud
 35 d'interconnexion :

- soit le paquet entrant du flux i_1 et le paquet entrant du flux i_2 occupent des fenêtres temporelles sans recouvrement, la taille de la fenêtre étant égale à ce niveau à la durée du paquet puisque celui-ci n'a subi aucune gigue. Ils sont alors dits non concurrents et sont aiguillés sans subir de retard vers le port commun de sortie. Les paquets 40 et 50 sont un exemple de paquets non concurrents.
- soit le paquet entrant du flux i_1 et le paquet entrant du flux i_2 occupent des fenêtres temporelles se recouvrant sur au moins un bit. Ils sont alors dits en contention. Le deuxième paquet dans le temps doit attendre la fin du traitement du premier paquet dans une file d'attente avant de pouvoir être dirigé sur le port de sortie. Les paquets 41 et 51 sont un exemple de paquets en contention.

Soient deux paquets non concurrents, l'un reçu en premier par le nœud d'interconnexion à la date de réception t_{i1} et l'autre reçu en second à la date de réception t_{i2} , la propriété de non concurrence s'exprime par la condition :

$$t_{i2} \geq t_{i1} + \frac{q_{i1}}{V}$$

q_{i1} étant la taille en bits d'un paquet du flux i_1 , en fait du paquet reçu le premier.

tandis que le phénomène de contention s'exprime par la condition

$$t_{i2} < t_{i1} + \frac{q_{i1}}{V}$$

Lorsque deux paquets sont en contention, le deuxième est retardé le temps nécessaire au traitement du premier et passe en sortie immédiatement à la suite du premier sans laisser de fenêtre temporelle libre entre eux. Le deuxième paquet forme alors, avec le premier, un agrégat de deux paquets. Le phénomène d'agrégation de paquets s'accroît de nœud d'interconnexion en nœud d'interconnexion sur le trajet d'un flux d'informations. Ainsi, lorsqu'un flux de paquets parvient en entrée d'un nœud d'interconnexion de niveau inférieur au premier niveau, il peut contenir des

agrégats plus ou moins importants de plusieurs paquets provenant des routages subis par les paquets dans des nœuds d'interconnexion rencontrés en amont. Ces agrégats perturbent les débits des flux de paquets en leur ajoutant de la gigue et provoquent des accroissements brusques d'activité au niveau des nœuds d'interconnexion.

Pour apprécier ce phénomène, on se place dans l'hypothèse plus proche de la réalité, illustrée par la figure 4, d'un port de sortie d'un nœud d'interconnexion de niveau inférieur recevant une salve de N agrégats de paquets en contention, provenant de N flux distincts de paquets arrivant au nœud d'interconnexion à la même vitesse de transmission V , par N ports d'entrée distincts. Ces N agrégats de paquets doivent patienter dans une file d'attente en amont du port de sortie pour être émis, chacun à leur tour, sur la liaison physique d'interconnexion raccordée au port de sortie.

En supposant :

- que la taille maximale en nombre de bits, d'un paquet autorisé dans le réseau est q_{\max} ,
- que la taille maximale d'un agrégat en nombre de paquets, provenant du i ème flux est M_i de sorte que la taille maximale en bits B_i d'un agrégat provenant d'un i ème flux vaut :

$$B_i = M_i \times q_{\max}$$

- que l'ensemble des flux arrive dans la file d'attente à la vitesse apparente NV , et
- que la file d'attente se vide à la vitesse V ,

la quantité maximale Q de bits susceptibles de patienter dans la file d'attente est au plus :

$$Q = \sum_{i=1}^N B_i - \sup\{B_i\} \quad (1)$$

$\sup\{B_i\}$ étant la taille en bits de l'agrégat le plus important parmi ceux des N flux d'entrée, c'est-à-dire la somme des bits de tous les agrégats moins les bits de l'agrégat le plus important qui peut être l'un quelconque d'entre eux. Si tous

les agrégats ont la même taille B , la quantité maximale de bits susceptibles de patienter dans la file d'attente vaut

$$Q = (N - 1)B$$

5

De la quantité maximale de bits susceptibles de patienter dans la file d'attente, on déduit le délai maximum que peut introduire dans la transmission des paquets, la traversée du nœud d'interconnexion considéré, délai maximum qui correspond à l'accroissement de gigue ΔJ apporté par ce nœud d'interconnexion aux flux de paquets :

10

$$\Delta J = \frac{Q}{V} = \frac{\sum_{i=1}^N B_i - \text{Sup}\{B_i\}}{V} \quad (2)$$

Pour que cette quantité maximale de bits susceptible de patienter dans une file d'attente ne soit pas dépassée, il faut que la file d'attente ait, entre deux salves, le temps de se vider suffisamment pour accueillir les bits de la salve à venir. Ce temps correspond à un délai minimum ΔT entre deux salves. Si l'on considère un seul flux, le délai minimum ΔT_i qui doit séparer un premier agrégat B_i d'un deuxième agrégat B_i' doit respecter la condition :

20

$$\Delta T_i \geq \frac{B_i'}{V} \quad (3)$$

Dans le cas plus général illustré à la figure 5 où une salve de N agrégats B_i' arrivant simultanément sur N flux suit une salve de N agrégats B_i déjà arrivés simultanément sur N flux, le délai minimum ΔT séparant les deux salves doit respecter la condition

25

$$\Delta T \geq \frac{\sum_{i=1}^N B_i'}{V}$$

30

Fort de ces considérations sur le franchissement d'un nœud d'interconnexion par des flux de paquets, on passe aux chemins virtuels, c'est-à-dire aux trajets effectivement suivis dans le réseau de transmission

par les différents flux d'informations échangés entre les équipements raccordés au réseau de transmission. Dans le cas d'un réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe, ces chemins virtuels sont invariants, tous les paquets d'un même flux subissant le même routage au travers des nœuds d'interconnexion du réseau. Le délai maximum de réception par un équipement destinataire d'un message émis au travers du réseau de transmission par un équipement expéditeur peut alors être apprécié au travers du délai maximum de transmission des paquets sur le chemin virtuel les reliant au travers du réseau.

On part de l'hypothèse que le trafic d'un chemin virtuel VC est toujours régulé à sa source de façon qu'un temps minimum T sépare deux de ses paquets successifs. Comme le montre la figure 6, la traversée du premier nœud d'interconnexion par les paquets suivant un chemin virtuel VC_i se manifeste par l'apparition d'une gigue due au phénomène de contention au niveau de ce nœud d'interconnexion avec des paquets suivant d'autres chemins virtuels empruntant le même port de sortie. Ce phénomène de contention fait qu'un paquet suivant un chemin virtuel VC peut se retrouver en sortie d'un nœud d'interconnexion au sein d'un agrégat de paquets suivant d'autres chemins virtuels et à une position quelconque au sein de cet agrégat. La possibilité d'agrégation à la traversée d'un nœud d'interconnexion de premier niveau fait passer la largeur de la fenêtre temporelle dans laquelle peut se trouver un paquet, de la largeur maximale d'un paquet au départ du chemin virtuel VC à la largeur du plus gros agrégat possible et introduit un phénomène de gigue puisque la largeur du paquet ne varie pas mais sa position est déplacée par rapport à sa fenêtre d'émission d'un retard imprévisible dont on ne connaît que la borne supérieure. Cette gigue correspond au retard maximum que peut subir le paquet à sa traversée du nœud d'interconnexion puisqu'il peut le traverser sans aucun retard si les conditions lui sont favorables ou avec le retard maximum si les conditions lui sont particulièrement défavorables. Dans l'exemple de la figure 6, la position de la fenêtre d'un paquet qui était certaine avant le nœud d'interconnexion de premier niveau et correspondait à la fenêtre d'émission, devient incertaine après le nœud d'interconnexion, l'incertitude couvrant la durée de trois paquets.

La gigue subie par les paquets suivant un chemin virtuel déterminé s'accroît au fil des franchissements des nœuds d'interconnexion. Plus précisément, la gigue $J_{l,K}$ affectant un flux de paquets suivant un chemin virtuel VC_i , au niveau de la sortie du K ème nœud d'interconnexion rencontré

5 est égal à la somme des composantes de gigue apportées par tous les nœuds d'interconnexion franchis :

$$J_{l,K} = \sum_{p=1}^K \Delta J_{l,p} \quad (4)$$

10 les composantes de gigue apportées par les différents nœuds de connexion traversés étant déterminées à partir de la relation (2).

Lorsque la gigue affectant les paquets d'un même flux d'informations, c'est-à-dire les paquets suivant un même chemin virtuel VC_i approche ou dépasse la période minimum T_i séparant à l'émission deux

15 paquets successifs, il peut se produire un phénomène d'agrégation au niveau du chemin virtuel lui-même. En effet, si l'ordre des paquets suivant un chemin virtuel ne peut être modifié puisque les paquets suivent l'un derrière l'autre un même et unique trajet au sein du réseau de transmission qui est de type déterministe, les paquets franchissent un même nœud d'interconnexion

20 à des instants différents, avec des temps de transit variables dépendant de l'occupation, au moment de leur passage, de la file d'attente du port de sortie qu'ils empruntent. Ainsi, après un paquet ayant mis beaucoup de temps pour franchir un nœud d'interconnexion, le paquet suivant du même chemin virtuel peut mettre moins de temps et ainsi de suite avec pour résultat un agrégat

25 de paquets sur le chemin virtuel si la gigue affectant en sortie, le chemin virtuel devient du même ordre ou supérieure à la période minimum séparant, à l'émission, deux paquets successifs. La figure 7 illustre un cas d'agrégation de paquets pouvant se produire dans un chemin virtuel présentant en sortie une gigue légèrement supérieure au double de l'intervalle de temps T_i

30 séparant deux paquets successifs au moment de leur introduction dans le chemin virtuel. Un premier paquet 60 subit un temps de traitement particulièrement long pratiquement égal à la gigue, car il franchit les nœuds d'interconnexion empruntés par le chemin virtuel en des instants où les files d'attente sont particulièrement chargées, et se retrouve avec un retard

pratiquement égal au double de l'intervalle de temps T_i le séparant à l'émission des autres paquets. Le paquet qui le suit le rattrape car il rencontre des conditions d'acheminement plus favorables mais il ne peut le dépasser de sorte qu'il subit encore un retard de l'ordre d'un intervalle de temps T_i tandis que le paquet suivant 62 rencontre encore des conditions d'acheminement favorables et n'est pratiquement plus bloqué par les paquets qui le précèdent sur le chemin virtuel. Le résultat est qu'à l'arrivée du chemin virtuel, il y a des intervalles de temps T_i vides alors qu'ils devraient contenir un paquet et d'autres contenant des agrégats de paquets alors qu'ils ne devraient contenir qu'un seul paquet à la fois.

Plus précisément, la taille maximale d'un agrégat $B_{VC_{l,i,k}}$ susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i empruntant le port d'entrée E_i d'un K ième nœud de connexion K traversé par le chemin virtuel VC_i est liée à la somme des composantes de gigue $\Delta J_{l,k}$ accumulées sur ce chemin virtuel VC_i aux passages des nœuds d'interconnexion rencontrés avant ce K ième nœud d'interconnexion et à l'intervalle de temps minimum T_i de séparation des paquets à leur introduction dans le chemin virtuel par le système de relations :

$$\begin{cases} B_{VC_{l,i,k}} = 1 + \text{partie entière} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_i} \right) \times q_{\max} & \text{pour } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} \geq T_i \text{ et } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_i - \frac{q_{\max}}{V} \\ B_{VC_{l,i,k}} = 2 & \text{pour } T_i - \frac{q_{\max}}{V} \leq \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_i \end{cases} \quad (5)$$

et l'intervalle de temps minimum séparant un tel agrégat du prochain paquet sur le chemin virtuel VC_i toujours au niveau du port d'entrée E_i du K ième nœud d'interconnexion traversé a pour valeur :

$$\Delta T_i = T_i - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_i} \right) - \frac{B_{VC_{l,i,k}}}{V} \quad (6) \text{ ceci à l'entrée du nœud } k,$$

sachant qu'un agrégat ne peut se produire que lorsque le prochain paquet n'a pas été retardé dans les files d'attente qu'il a traversé. Ce paquet est dit conforme si la distance le séparant de l'agrégat est $\geq \Delta T_l$.

5 La taille maximale Q d'une file d'attente en amont d'un port de sortie S_j d'un nœud d'interconnexion k , en présence d'une salve unique de paquets ou agrégats de paquets obtenue précédemment (relation (1)) peut également être exprimée en fonction des flux empruntant les N chemins virtuels VC_l passant par le port de sortie S_j considéré :

10

$$Q = \sum_{l=1}^N \text{Taille agrégat max}_{VC_l} - \sup_{1 \leq l \leq N} \{ \text{Taille agrégat max}_{VC_l} \}$$

La condition d'équilibre (relation (3)) garantissant le non-dépassement de cette taille maximale en présence du seul trafic d'un chemin virtuel VC_l , impose un intervalle de temps minimum ΔT_l entre deux salves :

15

$$\Delta T_l \geq \frac{B_l}{V}$$

Or celui-ci vérifie en raison de la relation (6), la condition :

$$\Delta T_l \geq T_l - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) - \frac{B_{VC_{l,k,j}}}{V}$$

20

De sorte que la condition d'équilibre en présence d'un seul chemin virtuel devient :

25

$$\frac{B_l}{V} \leq T_l - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) - \frac{B_{VC_{l,k,j}}}{V}$$

Comme, par ailleurs, on a vu qu'un intervalle de temps minimum ΔT_l entre deux paquets ou agrégats d'un chemin virtuel VC_l ne pouvait se produire qu'entre un agrégat suivi d'un paquet isolé, on a :

$$B_l = q_{\max}$$

En final, la condition d'équilibre en présence d'un seul chemin virtuel s'écrit :

5

$$\frac{q_{\max}}{V} \leq T_l - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) - \frac{B_{VC_{l,k,l}}}{V} \quad (7)$$

En présence de plusieurs chemins virtuels, l'intervalle de temps minimum à respecter pour éviter tout dépassement de la taille maximale Q_{\max} d'une file d'attente doit tenir compte des interactions des trafics de tous les chemins virtuels passant par la file d'attente. Dans le cas le plus défavorable, où la contention est maximale, tous les chemins virtuels présentant en même temps des agrégats de paquets de taille maximale, au plus tôt la deuxième salve sera composée de paquets isolés ne se présentant pas tous en même temps. On fait donc l'hypothèse qu'à la fin de la première salve, la file d'attente atteint sa capacité maximale et qu'elle reçoit au cours de la deuxième salve N paquets isolés ou conformes dont seulement M sont contraints, c'est-à-dire se recouvrant d'au moins un bit. Dans ces conditions, on peut garantir que la file d'attente ne dépassera pas sa capacité maximale si le premier paquet de la deuxième salve arrive au bout d'un temps ΔT après la première salve, suffisant pour que la file d'attente ait pu se vider de $M-1$ paquets. Cela revient à admettre la condition :

25

$$\Delta T \geq (M - 1) \frac{q_{\max}}{V} \quad (8)$$

qui s'exprime encore à partir de la date t_e de réception de la fin de la première salve et de la date de réception t_s du début de réception de la deuxième salve dans la file d'attente :

30

$$\Delta T = t_s - t_e \geq (M - 1) \frac{q_{\max}}{V}$$

Or l'on a, si l'on prend comme référence de temps l'instant du début de réception de la première salve dans la file d'attente :

$$t_e = \frac{\sup\{ \text{Taille agrégat max}_{VC_l} \}}{V}$$

5 et

$$t_s = \min_{1 \leq j \leq M} \{t_j\}$$

(t_j étant l'instant d'arrivée dans la file d'attente du j ième paquet en contention de la deuxième salve par référence avec l'instant d'arrivée de la première salve dans la file d'attente)

de sorte que la condition d'équilibre s'écrit aussi :

$$\min_{1 \leq j \leq M} \{t_j\} - \frac{\sup\{ \text{Taille agrégat max}_{VC_l} \}}{V} \geq (M-1) \frac{q_{\max}}{V}$$

15 Cette condition d'équilibre, se traduit, pour l'un quelconque k des chemins virtuels empruntant la file d'attente, par la condition suivante sur son intervalle de temps minimum ΔT_k :

$$\Delta T_k \geq (M-1) \frac{q_{\max}}{V} + \frac{\sup\{ \text{Taille agrégat max}_{VC_l} \}}{V} - \frac{\text{Taille agrégat max}_{VC_k}}{V} \quad (9)$$

20

Les relations qui viennent d'être établies permettent de dimensionner un réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe pour qu'il satisfasse à des contraintes particulières de latence ou délai d'acheminement, et de régularité d'acheminement ou gigue imposées aux flux d'informations qui parcourent ses chemins virtuels.

25 Le dimensionnement d'un réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe se fait par affinages successifs. On commence par proposer une topologie initiale de réseau, c'est-à-dire un ensemble de chemins virtuels figés interconnectant les équipements à mettre

30

en relation, et un maillage de nœuds d'interconnexion et de liaisons physiques de raccordement entre nœuds d'interconnexion et entre nœuds d'interconnexion et équipements qui supporte les chemins virtuels, paraissant pouvoir s'accommoder de la disposition géographique des équipements à relier, et avoir des performances suffisantes pour les quantités d'informations à échanger entre les équipements. On vérifie alors que la topologie proposée supporte les différents trafics prévus aussi bien au niveau des liaisons physiques de raccordement, dont les débits doivent être suffisants pour assurer l'écoulement des trafics locaux qui les empruntent, qu'au niveau des nœuds d'interconnexion dont les occupations des files d'attente doivent permettre de respecter les contraintes imposées par les équipements, sur les délais et les régularités d'acheminement des flux d'informations. Tant que cette vérification n'est pas concluante, on retouche la topologie proposée aussi bien au niveau des chemins virtuels (nombre et configuration), qu'au niveau des nœuds d'interconnexion (nombre et capacité en ports d'entrée et de sortie) et des liaisons physiques de raccordement (nombre et débits), en recherchant une certaine homogénéité entre les différents nœuds d'interconnexion et les différentes liaisons physiques de raccordement.

La principale difficulté réside dans l'étape de vérification de la bonne adaptation de la topologie proposée aux diverses contraintes imposées. Pour mener à bien cette vérification, on propose de déterminer, de façon incrémentale, en descendant les cours des chemins virtuels, les composantes de gigue ajoutées par les différents nœuds d'interconnexion au niveau de leurs différents ports de sortie en éludant tout d'abord, le problème de possibilité d'engorgement de file d'attente posé par des salves successives de paquets trop rapprochées, puis en vérifiant sur chaque chemin virtuel qu'un tel problème ne se pose pas. La connaissance des composantes de gigue ajoutées par les différents nœuds d'interconnexion sur leurs ports de sortie permet de déterminer facilement la gigue totale affectant chaque chemin virtuel du réseau de transmission pour voir si elle est suffisamment faible pour permettre de respecter les contraintes sur les délais et la régularité de la transmission imposées par les équipements mis en communication.

En effet, la composante de gigue au niveau de l'un S_j des ports de sortie d'un nœud d'interconnexion K peut être déterminée au moyen de la relation (2), à partir de la quantité maximale Q de bits pouvant se trouver dans la file d'attente de ce port de sortie et de la vitesse de transmission V de la liaison physique de raccordement partant de ce port de sortie :

$$\Delta J_{K,i} = \frac{Q}{V} = \frac{\sum_{i=1}^N B_i - \text{Sup}\{B_i\}}{V}$$

La vitesse de transmission V de la liaison physique de raccordement partant du port de sortie est une donnée découlant des caractéristiques de cette liaison physique. La quantité maximale Q de bits de la file d'attente peut être déterminée, au moyen de la relation (1), en fonction des tailles maximales en bits B_i , des agrégats de paquets convergeant vers le port de sortie considéré S_j :

$$Q = \sum_{i=1}^N B_i - \text{Sup}\{B_i\}$$

N étant le nombre de flux de paquets susceptibles de converger vers le port de sortie considéré, c'est-à-dire le nombre de chemins virtuels arrivant sur le nœud d'interconnexion et convergeant vers le port de sortie S_j considéré,

La taille maximale en bits B_i d'un agrégat de paquets peut également s'exprimer par la relation :

$$B_i = M_i \times q_{\max}$$

M_i étant le nombre maximum de paquets dans un agrégat de paquets et q_{\max} étant le nombre maximum de bits d'un paquet. C'est une donnée à ce niveau d'incrémentatation puisqu'elle concerne les ports d'entrée du nœud d'interconnexion et donc, soit des ports de sortie de nœuds d'interconnexion situés en amont sur les chemins virtuels qui ont fait l'objet d'étapes précédentes dans l'incrémentatation, soit des ports de sortie des équipements.

Plus précisément, la taille maximale B_i en bits d'un agrégat de paquets susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i dans un nœud

d'interconnexion K du réseau est prise égale à la taille du plus gros agrégat de paquets $B_{VC_{l,i,k}}$ susceptible de se présenter au niveau du nœud d'interconnexion K pour converger vers son port de sortie S_j sur le chemin virtuels VC_i empruntant un port d'entrée du nœud de connexion K considéré :

5

$$B_i = \text{Sup}\{B_{VC_{l,i,k}}\}$$

la taille du plus gros agrégat de paquets $B_{VC_{l,i,k}}$ susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i empruntant un port d'entrée du nœud de connexion K considéré étant obtenue à partir du système de relations (5) :

10

$$\begin{cases} B_{VC_{l,i,k}} = 1 + \text{partie entière} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) \times q_{\max} & \text{pour } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} \geq T_l \text{ et } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_l - \frac{q_{\max}}{V} \\ B_{VC_{l,i,k}} = 2 & \text{pour } T_l - \frac{q_{\max}}{V} \leq \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_l \end{cases}$$

K étant ici, le nombre de nœuds d'interconnexion traversés par un chemin virtuel considéré avant d'arriver au niveau du port de sortie considéré du nœud d'interconnexion étudié et l'indice k repérant les nœuds de connexion traversés en amont, par un chemin virtuel considéré dans l'ordre où ils sont traversés par les paquets.

On remarque que le système de relations précédent ne fait appel qu'à des composantes de gigue $\Delta J_{l,k}$ concernant des ports de sortie de nœuds d'interconnexion placés en amont sur les chemins virtuels concernés et donc déterminées au cours de précédentes étapes de l'incrémentation.

Une fois déterminées les composantes de gigue ajoutées par les différents nœuds d'interconnexion aux niveaux de leurs différents ports de sortie, on vérifie, sur chaque chemin virtuel VC_i , que les intervalles de temps minimum $\Delta T_{l,k}$ entre le plus gros agrégat et le prochain paquet arrivant au plus tôt aux niveaux des divers nœuds d'interconnexion rencontrés, obtenus par la relation (6) :

30

$$\Delta T_{i,K} = T_i - Reste \left(\frac{\sum_{k=1}^K \Delta J_{i,k}}{T_i} \right) - \frac{B_{VC_{i,k,j}}}{V} \quad \text{ceci à la sortie du nœud K}$$

5 sont suffisants pour éviter tout problème d'engorgement des files d'attente causé par des salves trop rapprochées, c'est-à-dire qu'ils satisfont soit l'inégalité (8) :

$$\Delta T \geq (M - 1) \frac{q_{\max}}{V}$$

10 M étant un entier positif au plus égal au nombre de chemins virtuels empruntant le port de sortie de nœud d'interconnexion considéré, choisi en fonction du degré de sûreté exigé pour la transmission, soit l'inégalité (9) :

$$\Delta T_k \geq (M - 1) \frac{q_{\max}}{V} + \frac{\sup_{1 \leq i \leq N} \{ \text{Taille agrégat max}_{VC_i} \}}{V} - \frac{\text{Taille agrégat max}_{VC_k}}{V}$$

15

Une fois ces conditions satisfaites, on admet les estimations des différentes composantes de gigue et on les utilise pour déterminer la gigue affectant chaque chemin virtuel et vérifier qu'elle est compatible avec les contraintes de latence et de régularité imposées aux différents flux d'informations échangés entre les équipements. Les conditions et contraintes non respectées remettent en question la topologie proposée qui est modifiée jusqu'à temps qu'elles soient satisfaites.

20

La figure 8 est un organigramme illustrant les principales étapes du procédé de dimensionnement d'un réseau de transmission à commutation par paquets mettant en œuvre la méthode de vérification de conformité précédente. Cet organigramme débute par deux tâches séparées, l'une 70 de proposition d'une topologie de réseau de transmission à commutation par paquets de type déterministe prenant en compte les localisations géographiques des équipements à raccorder et l'importance des flux

25

30

d'informations à échanger entre eux, l'autre 71 d'inventaire répertoriant les contraintes de latence et de régularité de trafic qui doivent être respectées par les flux d'informations échangés par les équipements au travers du réseau. La tâche 70 de proposition d'une topologie de réseau fait une

5 proposition sous forme du tableau de données 72, d'un plan de réseau déterministe avec des chemins virtuels figés, au moins un par flux d'informations et un maillage de nœuds d'interconnexion reliés entre eux et aux équipements par des liaisons physiques de raccordement sur lequel sont tracés de manière figée les différents chemins virtuels. La tâche d'inventaire

10 71 répertorie, sous forme d'un tableau de données 73, les contraintes de latence et de trafic à respecter par les différents flux d'informations, donc par les différents chemins virtuels acheminant ces flux. Les deux tableaux de données 72 et 73 relatifs à la topologie proposée pour le réseau et aux contraintes de transmission associées aux différents flux d'informations à

15 transmettre sont alors utilisés par une tâche 74 de vérification de l'adéquation de la topologie proposée aux différentes contraintes qui détermine, de façon incrémentale, selon la méthode qui vient d'être décrite, les composantes de gigue apportées par les nœuds d'interconnexion au niveau de leurs différents ports de sortie, déduit de ses composantes de

20 gigue les giges affectant les différents chemins virtuels proposés, vérifie que les intervalles de temps minimum $\Delta T_{I,K}$ séparant deux paquets ou agrégats de paquets sur chaque chemin virtuel et aux niveaux des divers nœuds d'interconnexion rencontrés sont suffisants pour que les déterminations d'amplitudes de gigue ne puissent pas être remises en cause,

25 et engendre, sous forme d'un tableau de données 75, une liste des chemins virtuels posant problème, soit parce qu'ils ne respectent pas les intervalles de temps minima entre paquets ou agrégats de paquets successifs, soit parce qu'ils sont affectés d'une gigue trop importante pour respecter les temps de latence ou les contraintes de régularité imposés aux flux

30 d'informations qu'ils acheminent, avec une liste des ports de sortie de nœuds d'interconnexion où ces problèmes ont été détectés pour la première fois le long du cours de chaque chemins virtuels. Ce tableau 75 avec sa liste de chemins virtuels posant problème et des ports de sortie des nœuds d'interconnexion où apparaissent les problèmes détectés sur les chemins

35 virtuels est alors utilisé par une tâche 76 de modification de la topologie du

réseau qui propose un nouveau routage des chemins virtuels à problèmes, sans modifier le maillage des nœuds d'interconnexion et des liaisons physiques de raccordements lorsqu'il est possible de régler ces problèmes par une redistribution des ressources du réseau entre les différents chemins
5 virtuels, ou en modifiant le maillage du réseau par ajout de nouvelles liaisons physiques de raccordement entre les nœuds d'interconnexion, augmentation du nombre de ports d'entrée ou de sortie de certains nœuds d'interconnexion et même par ajout de nouveaux nœuds d'interconnexion. Cette tâche 66 délivre une nouvelle proposition de topologie pour le réseau qui prend la
10 place de la précédente dans le tableau de données 72 qui est à son tour soumise à la tâche de vérification 74, cela jusqu'à ce que la table de données 75 répertoriant les chemins virtuels à problèmes soit vide.

REVENDECATIONS

1. Procédé de dimensionnement d'un réseau de transmission à
 - 5 commutation par paquets de type déterministe (20) desservant des équipements (10 à 18) à mettre en relation et comportant des nœuds d'interconnexion reliés entre eux et aux équipements par des liaisons de liaisons physiques de raccordement, ce procédé consistant à établir une liste des flux d'informations à acheminer entre les différents équipements (10 à
 - 10 18) à raccorder par le réseau (20), proposer une topologie de réseau (62) adaptée à la disposition géographique des équipements (10 à 18) à relier par le réseau (20) et aux importances des flux d'informations à échanger entre les équipements (10 à 18), la dite topologie de réseau (62) consistant dans la définition de chemins virtuels VC pour l'acheminement des différents flux
 - 15 d'informations, et d'un maillage de nœuds d'interconnexion reliés entre eux et aux équipements (10 à 18) par des liaisons physiques de raccordement qui supportent ces chemins virtuels, estimer, au niveau de chaque nœud d'interconnexion, les retards maximum introduits sur les transmissions des paquets par les phénomènes de gigue provoqués par eux-mêmes et les
 - 20 nœuds d'interconnexion déjà franchis par les paquets, vérifier que ces retards maximum sont compatibles avec des limites imposées et retoucher la topologie (62) proposée pour le réseau (20) tant que cette compatibilité n'est pas obtenue,
 - ce procédé étant caractérisé en ce que, dans un réseau (20) où les paquets
 - 25 ont tous la même vitesse d'acheminement V sur les liaisons physiques de raccordement reliant les nœuds d'interconnexion entre eux et aux équipements, l'estimation des temps de retard maximum introduits par le phénomène de gigue passe par la détermination de la composante de gigue $\Delta J_{k,j}$ ajoutée par un nœud d'interconnexion k au niveau de l'un de ses ports
 - 30 de sortie S_j en relation, par l'intermédiaire d'une mémoire tampon (30) accueillant une file d'attente et d'un dispositif de multiplexage (31), avec N de ses ports d'entrée E_i , cette détermination de la composante de gigue $\Delta J_{k,j}$ s'effectuant, dans le cas où chaque flux de paquets d'un chemin virtuel VC entrant dans la mémoire tampon par un port d'entrée E_i présente, entre un
 - 35 agrégat de paquets et le paquet ou l'agrégat de paquets qui le suit, un intervalle de temps minimum suffisant pour permettre un vidage de la

mémoire tampon suffisant pour éviter son débordement à la réception du paquet ou agrégat de paquets suivant, par mise en œuvre de la relation :

$$\Delta J_{k,i} = \frac{Q}{V} = \frac{\sum_{i=1}^N B_i - Sup\{B_i\}}{V}$$

Q étant la quantité maximale de bit de la file d'attente estimée à partir de la relation :

$$Q = \sum_{i=1}^N B_i - Sup\{B_i\}$$

N étant le nombre de flux de paquets susceptibles de converger vers le port de sortie considéré, c'est-à-dire le nombre de chemin virtuel traversant le nœud d'interconnexion et convergeant vers le port de sortie S_j considéré,

B_i la taille maximale en bits d'un agrégat de paquets susceptible d'arriver sur un chemin virtuel VC_i par un port d'entrée E_i , taille maximale que l'on peut également exprimer par la relation :

$$B_i = M_i \times q_{\max}$$

M_i étant le nombre maximum de paquets dans un agrégat de paquets susceptible d'arriver sur un chemin virtuel VC_i par un port d'entrée E_i et q_{\max} étant le nombre maximum de bits d'un paquet.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que la taille maximale B_i en bits d'un agrégat de paquets susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i au niveau d'un port d'entrée E_i d'un nœud d'interconnexion du réseau est prise égale à la taille du plus gros agrégat de paquets $B_{VC_{i,j,k}}$ susceptible de se présenter sur les chemins virtuels VC_i empruntant le port d'entrée E_i du nœud de connexion k considéré :

$$B_i = Sup\{B_{VC_{i,j,k}}\}$$

la taille du plus gros agrégat de paquets $B_{VC_{i,j,k}}$ susceptible de se présenter sur un chemin virtuel VC_i empruntant le port d'entrée E_i du nœud de connexion k considéré étant obtenue à partir du système de relation :

$$\begin{cases} B_{VC_{l,i,k}} = 1 + \text{partie entière} \left(\frac{\sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) \times q_{\max} & \text{pour } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} \geq T_l \text{ et } \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_l - \frac{q_{\max}}{V} \\ B_{VC_{l,i,k}} = 2 & \text{pour } T_l - \frac{q_{\max}}{V} \leq \sum_{k=1}^{K-1} \Delta J_{l,k} < T_l \end{cases}$$

K étant le nombre de nœuds de connexion traversés par un chemin virtuel considéré et l'indice k repérant les nœuds de connexion traversés par un chemin virtuel considéré dans l'ordre où ils sont traversés par les paquets, les différentes composantes de gigue $\Delta J_{l,k}$ se déterminant de proche en proche en parcourant les différents chemins virtuels de leurs origines à leurs extrémités.

3. Procédé selon la revendication 2, caractérisé en ce que, une fois déterminées les composantes de gigue ajoutées par les différents nœuds d'interconnexion aux niveaux de leurs différents ports de sortie, on vérifie, sur chaque chemin virtuel VC_l , que les intervalles de temps minimum $\Delta T_{l,K}$ entre le plus gros agrégat de paquets et le prochain paquet aux niveaux des divers nœuds d'interconnexion rencontrés, obtenus par la relation :

$$\Delta T_{l,K} = T_l - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^K \Delta J_{l,k}}{T_l} \right) - \frac{B_{VC_{l,k,j}}}{V}$$

sont suffisants pour éviter tout problème d'engorgement des files d'attente causé par des salves trop rapprochées, en recherchant s'ils satisfont à l'inégalité :

$$\Delta T \geq (M - 1) \frac{q_{\max}}{V}$$

M étant un entier positif au plus égal au nombre de chemins virtuels empruntant le port de sortie de nœud d'interconnexion considéré, choisi en fonction du degré de sûreté exigé pour la transmission,

4. Procédé selon la revendication 2, caractérisé en ce que, une fois déterminées les composantes de gigue ajoutées par les différents nœuds d'interconnexion aux niveaux de leurs différents ports de sortie, on vérifie, sur chaque chemin virtuel VC_i , que les intervalles de temps minimum
- 5 $\Delta T_{i,k}$ entre son plus gros agrégat de paquets et le prochain paquet arrivant au plus tôt, aux niveaux des divers nœuds d'interconnexion rencontrés, obtenus par la relation :

$$\Delta T_{i,k} = T_i - \text{Reste} \left(\frac{\sum_{k=1}^K \Delta J_{i,k}}{T_i} \right) - \frac{B_{VC_{i,k,j}}}{V}$$

- 10 sont suffisants pour éviter tout problème d'engorgement des files d'attente causé par des salves trop rapprochées, en recherchant s'ils satisfont à l'inégalité :

$$\Delta T_k \geq (M-1) \frac{q_{\max}}{V} + \frac{\text{Sup}\{\text{Taille agrégat max}_{VC_i}\}}{V} - \frac{\text{Taille agrégat max}_{VC_k}}{V}$$

- 15 pour un VC_k .

M étant un entier positif au plus égal au nombre de chemins virtuels empruntant le port de sortie de nœud d'interconnexion considéré, choisi en fonction du degré de sûreté exigé pour la transmission,

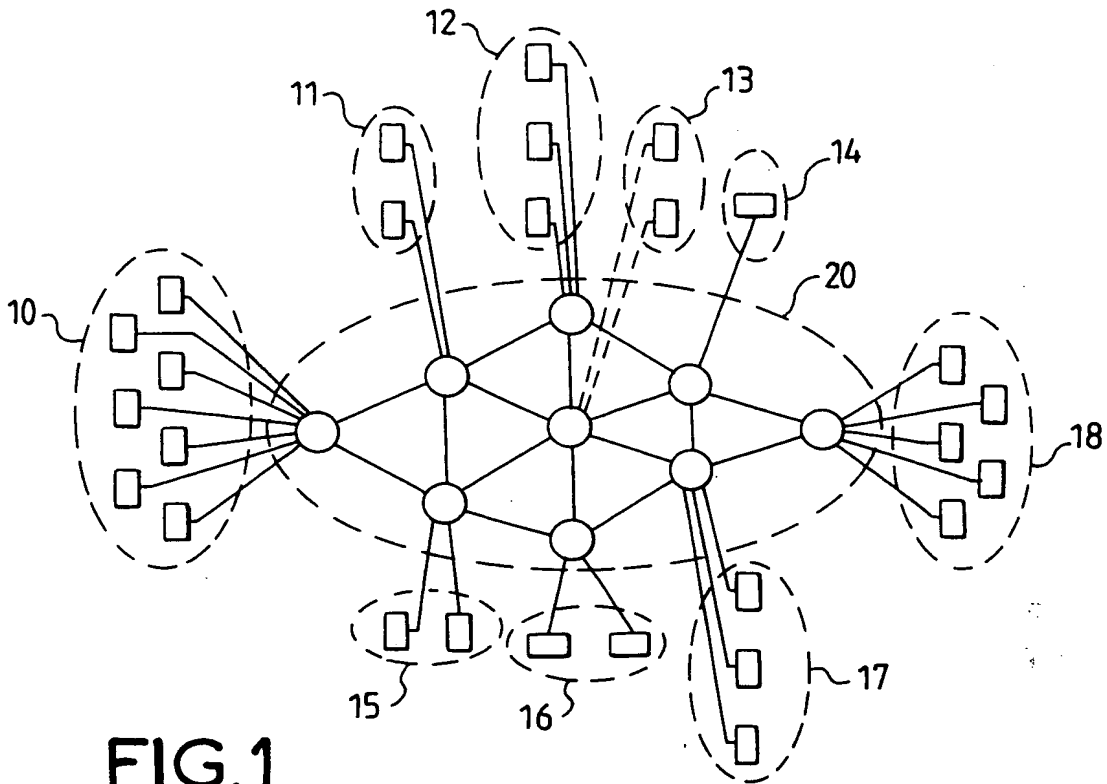


FIG. 1

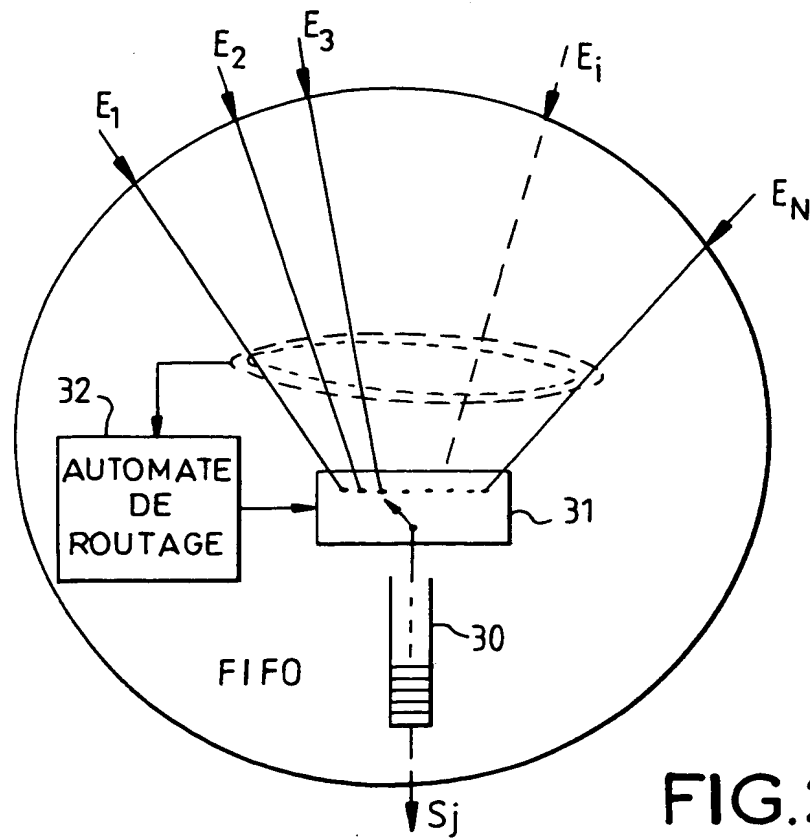


FIG. 2

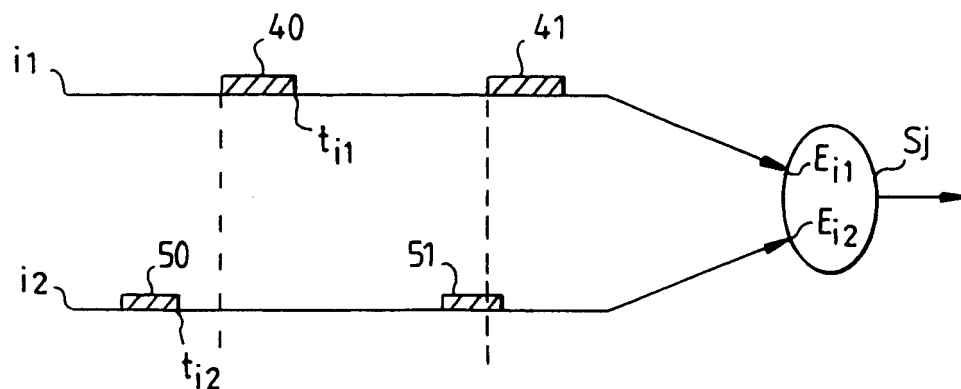


FIG.3

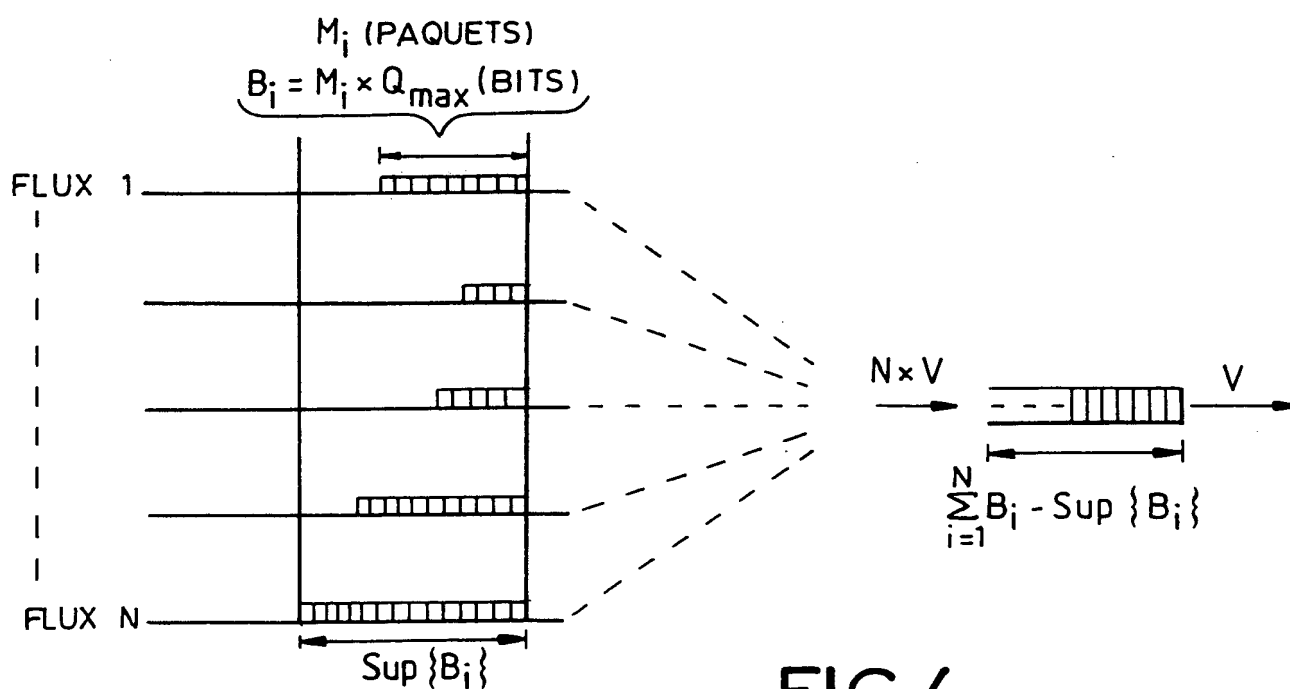


FIG.4

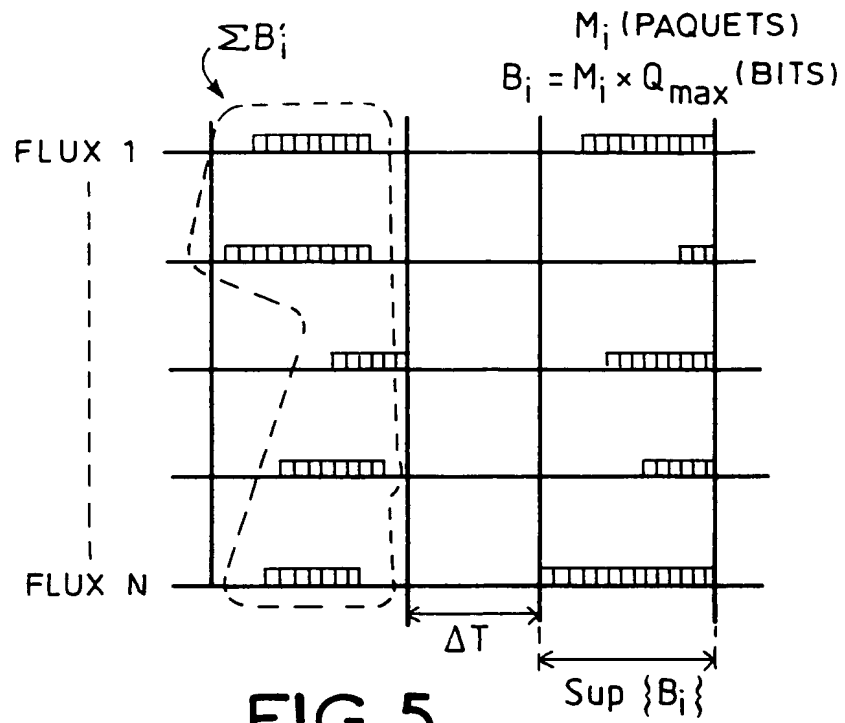


FIG.5

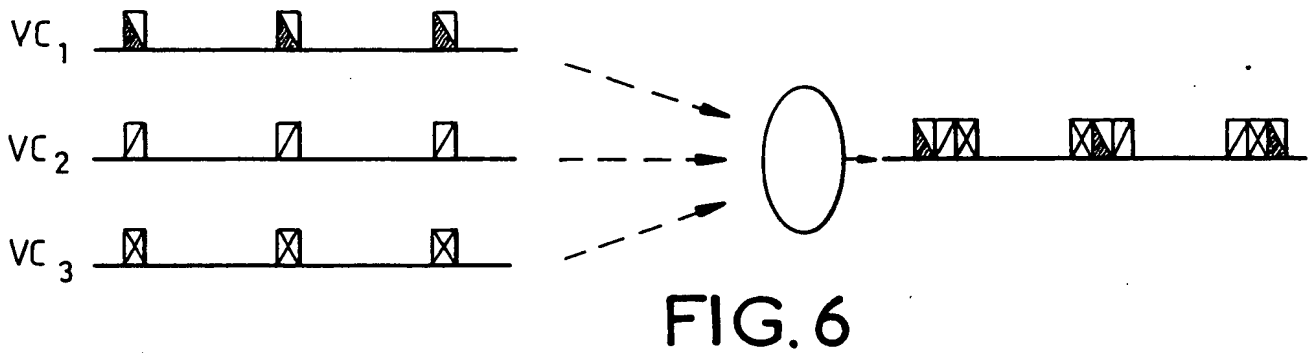


FIG.6

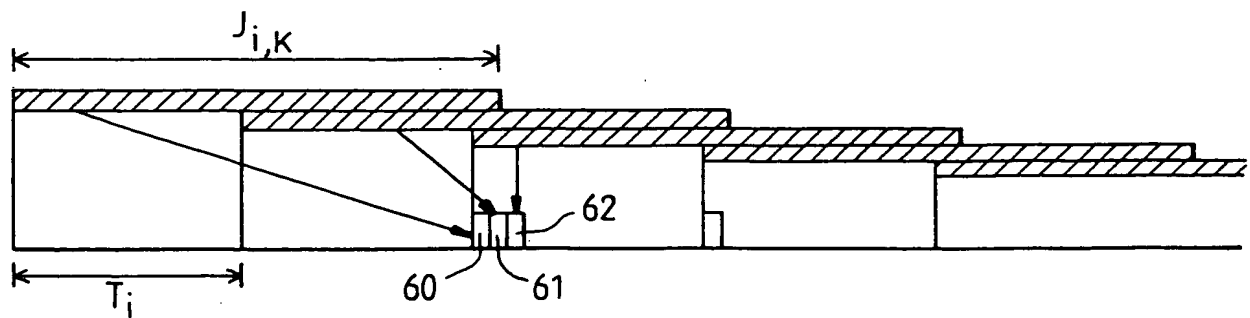


FIG.7

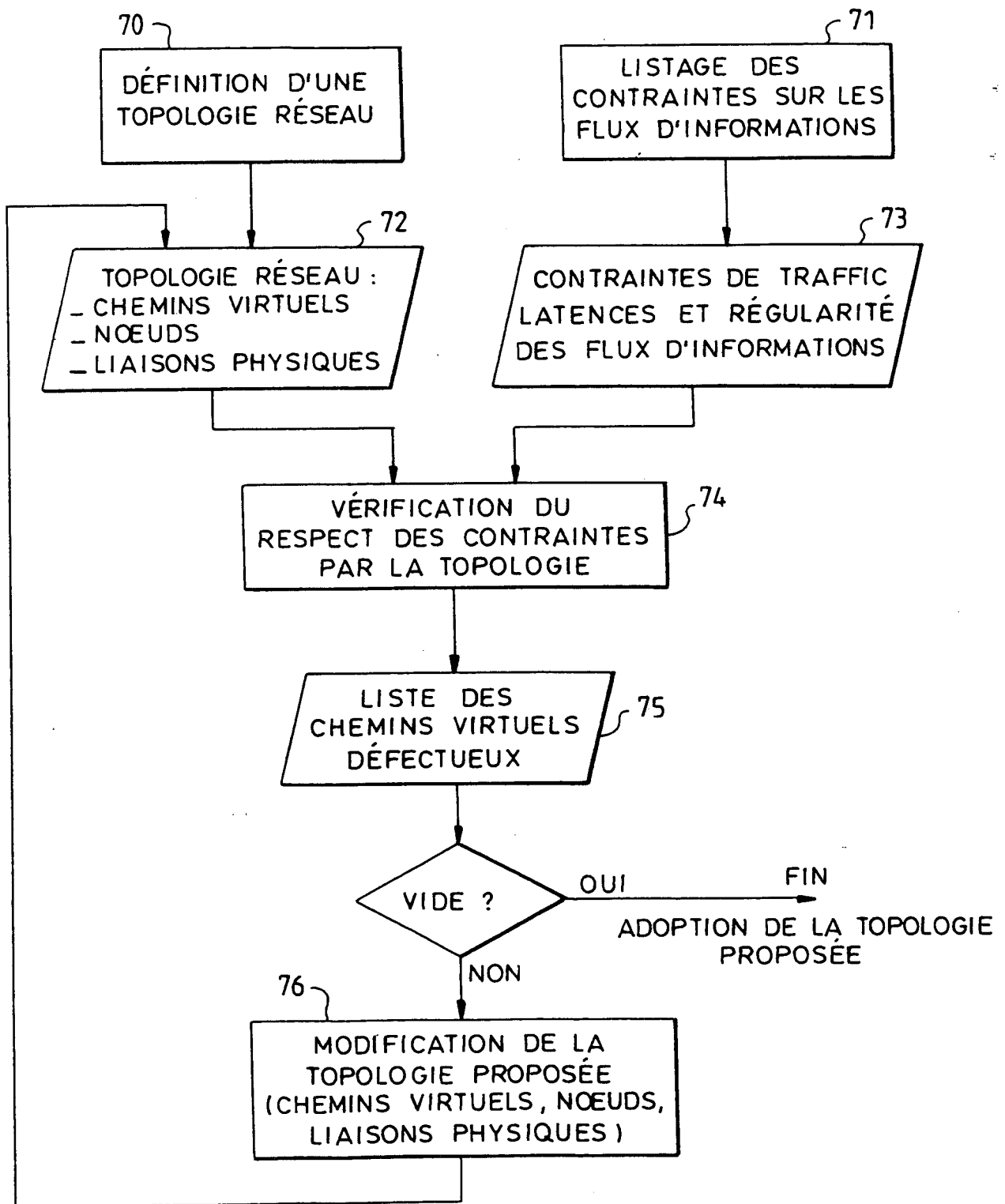


FIG. 8

THIS PAGE BLANK (USPTO)

THIS PAGE BLANK (USPTO)



22850

ORDERING INFORMATION
(703) 413-3000

DOCKET NO.: **2166930S2**

INVENTOR: **VES AMBIEHL ET AL.**